

*Étude et simulation d'un schéma de réservation
de bande passante dans les réseaux ad-hoc*

Saadi Boudjit

N° 4102

Janvier 2001

THÈME 1



*Rapport
de recherche*

Étude et simulation d'un schéma de réservation de bande passante dans les réseaux ad-hoc

Saadi Boudjit

Thème 1 — Réseaux et systèmes
Projet Hipercom

Rapport de recherche n° 4102 — Janvier 2001 — 32 pages

Résumé : Les réseaux radio permettant de connecter des ordinateurs de manière ad-hoc sont en plein développement. Le matériel existe, des protocoles de routage sont en cours de normalisation. Cependant, l'intégration de qualité de service reste un problème clé dans l'utilisation d'applications multi-média sur de tels réseaux. Ce rapport de recherche consiste à aborder ce thème sous l'angle plus restreint de la réservation de bande passante. Le problème est ici plus difficile que dans les réseaux classiques car les connexions interfèrent les unes avec les autres. Si on utilise de la bande passante sur une connexion, alors d'autres connexions voient leur débit diminuer. Nous nous proposons de trouver des schémas de réservation de bande passante envisageables d'un point de vue algorithmique, et d'en analyser les performances du point de vue radio. Cette étude s'applique principalement aux réseaux ad-hoc (sans infrastructure : les noeuds eux mêmes relaient les paquets).

Mots-clés : ad-hoc, bande passante, QoS

Bandwidth reservation in mobile adhoc networks

Abstract: The adhoc networks allowing to connect computers in an adhoc manner are in an advanced stage of development. The infrastructure exists and the standardization of the protocols of routing is in progress. However, the integration of quality of service remains a problem in the use of multi-media applications in such networks. This research report consist to approach this topic under a restricted angle of bandwidth reservation. The goal is to find a bandwidth reservation schemes possible from algorithmic point of view and to analyse the performances from radio point of view.

Key-words: ad-hoc, bandwidth, QoS

1 Introduction

Les réseaux sans fils peuvent être classifiés en deux catégories:

- réseaux avec infrastructure.
- réseaux sans infrastructure ou MANET (Mobile Ad-hoc Networks).

Un réseau à infrastructure consiste en un réseau avec des stations de base câblées et fixes. Le mobile communique avec la station de base qui couvre la zone de sa localisation. Le mobile peut se déplacer lors d'une communication et de ce fait il se connecte avec une nouvelle station de base et continue sa communication via cette dernière, quand il est en dehors de la zone couverte par son ancienne station de base. Dans un réseau ad-hoc tous les noeuds sont mobiles et peuvent être connectés dynamiquement d'une manière arbitraire. Chaque noeud dans un tel réseau se comporte comme un routeur et participe à la découverte des routes et à l'acheminement des paquets vers d'autres noeuds dans le réseau. La figure 1 montre un réseau ad-hoc dont les noeuds sont distribués d'une manière aléatoire et un exemple de deux communications qui s'interfèrent sans pour autant partager de liens.

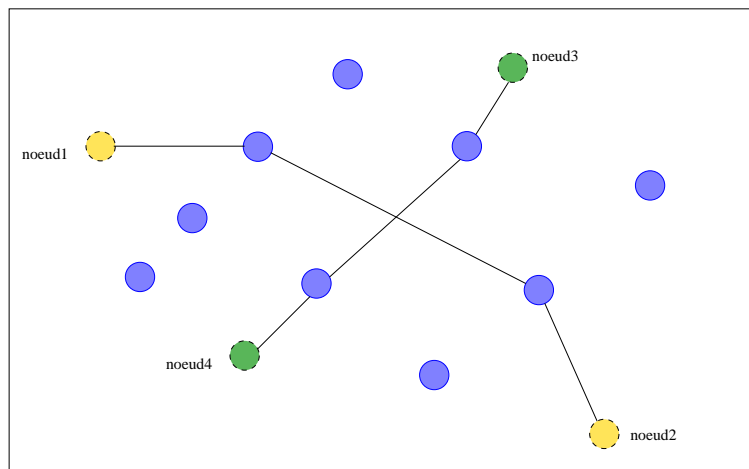


FIG. 1: *Exemple d'un réseau ad-hoc*

La section qui suit peut être en annexe, et par conséquent elle n'est pas nécessaire pour la compréhension des sections suivantes.

2 État de l'art dans les réseaux ad-hoc [5] [4]

Pour faciliter la communication dans un réseau ad-hoc, un protocole de routage est nécessaire pour la découverte des routes entre les noeuds. L'objectif essentiel d'un protocole de routage dans un réseau ad-hoc est l'établissement de la route d'une manière correcte et efficace entre deux noeuds de sorte que les messages soient délivrés d'une façon opportune. La construction de la route doit être faite avec un minimum de consommation de bande passante dans le réseau due aux échanges des paquets de contrôle entre noeuds. Il existe des protocoles de routage réactifs (route calculée à la demande) et des protocoles proactifs (la route est calculée à l'avance).

Nous allons présenter dans ce qui suit un aperçu de deux principaux types de protocoles de routage proposés pour les réseaux ad-hoc, un est réactif (AODV) tandis-que l'autre est proactifs(OLSR).

2.1 Protocole de routage réactif AODV (Ad-hoc On Demand Distance Vector) [8]

Il est basé sur le précédent algorithme de routage DSDV (Destination Sequenced Distance-Vector Routing Algorithm). Les objectifs de l'algorithme AODV peuvent être résumés comme suit :

- 1- Éliminer le besoin d'une diffusion globale des informations de routage dans tous le réseau ad-hoc.
- 2- Minimiser le temps d'attente quand de nouvelles routes sont demandées.

Hypothèses architecturales:

L'algorithme AODV ne fait aucune hypothèse spécifique sur la couche physique autre que les suivantes :

- Les noeuds voisins peuvent écouter leurs diffusions respectives : les noeuds voisins sont les noeuds séparés par une distance inférieure à la portée du signal de chaque noeud.
- Les liens entre les noeuds voisins sont symétriques : si le noeud A peut entendre la transmission du noeud B, ceci implique que le noeud B peut entendre la transmission du noeud A.

Principe de fonctionnement:

Pour que le routage fonctionne efficacement, chaque noeud dans le réseau doit se conformer à un ensemble de règles qui collectivement, constituent l'algorithme d'AODV. Les règles de base sont (se référer aux figures 3 et 5 pour un scénario illustratif):

- Tous les noeuds acceptent de faire router les paquets de données et les informations de routage même s'ils ne sont pas directement impliqués dans le paquet transmis.

- Un noeud source souhaitant communiquer avec un noeud destinataire doit d'abord consulter sa table de routage. S'il ne trouve pas localement toutes les informations sur la route à suivre ; il diffusera un message de demande de la route (route request message ou rreq) aux noeuds voisins.

Le format de ce message est le suivant:

Source	Destination	Seq_no	Hops	PrevHop
--------	-------------	--------	------	---------

FIG. 2: *Format d'un message rreq*

- Comme le message rreq se propage dans le réseau, chaque noeud recevant le message doit mettre à jour sa table de routage en créant une entrée dans la table pour le noeud source. Cette opération est appelée "reverse path setup" et est montrée dans la figure 3.

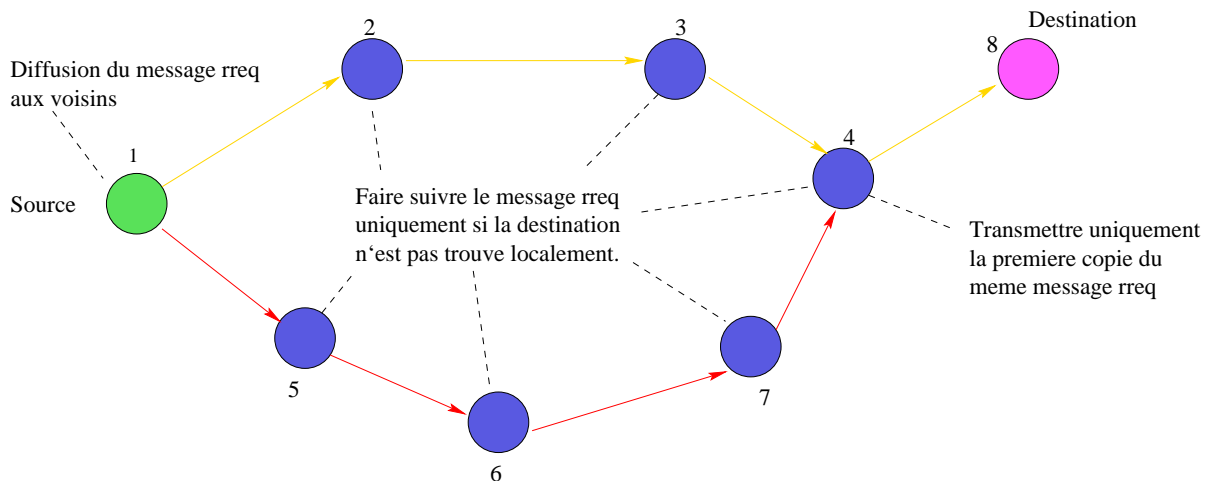


FIG. 3: *Propagation d'un message rreq*

- Si un noeud reçoit un message rreq pour une destination autre que lui même, il consultera sa table de routage. S'il trouve une route vers la destination demandée, il envoie en unicast un paquet (route reply paquet ou rrep) au noeud source via le "reverse path".

Le paquet rrep a le format suivant:

ReplyTo	Source	Destination	Seq_no	Hops	PrevHop
---------	--------	-------------	--------	------	---------

FIG. 4: *Format d'un message rrep*

Le paquet rrep doit avoir le même Seq-no que le paquet rreq.

- Un noeud recevant un message rreq pour lui même, doit envoyer en unicast un message rrep au noeud source avec le même Seq-no que le message rreq originale.
- Comme le paquet rrep se propage vers le noeud source via le chemin “reply path”, chaque noeud sur le chemin recevant le paquet doit mettre à jour sa table de routage en créant une entrée pour le noeud destinataire, ainsi est formée la route du noeud source au noeud destination comme le montre la figure suivante:

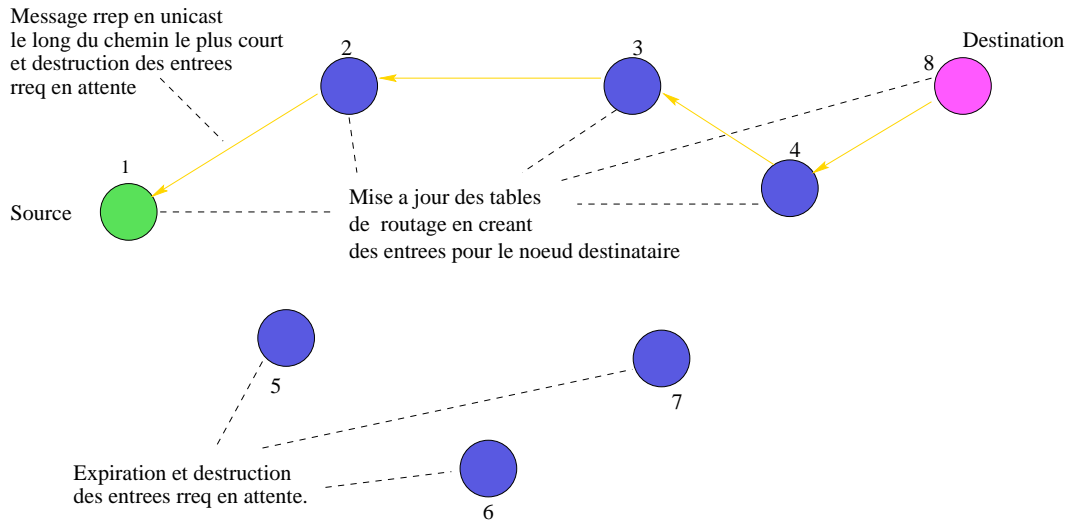


FIG. 5: *Propagation d'un message rrep*

- Les noeuds ayant reçus un paquet rreq mais n'ayant pas envoyés un message rrep au noeud source vont expirer et supprimer l'entrée réservée au noeud source dans leurs tables

de routage pour le chemin “reverse path”, après un certain temps. L’hypothèse faite dans ce cas est que soit il n’existe pas de chemin du noeud source au noeud destination, ou que ce noeud n’est pas dans le plus court chemin entre la source et la destination.

- Un noeud recevant plusieurs paquets rreq et qui ne peut pas envoyer de message rrep au noeud source, doit faire suivre uniquement la première copie du même message rreq et ignorer les autres. Les paquets rreq similaires ont le même noeud source et le même numéro Seq-no. Ces paquets similaires peuvent se produire à cause des chemins multiples du noeud source au noeud qui les reçoit. L’hypothèse ici est que la première copie du message prend toujours le plus court chemin, i.e. le plus petit nombre de sauts (hops) et de ce fait doit être préférée.

- Un noeud se trouvant avec plusieurs routes vers une certaine destination, soit à travers plusieurs chemins “route replies” ou à travers des messages Hello périodiques, doit toujours choisir une route contenant le plus petit nombre de sauts à moins que la réponse la plus récente ait un nouveau numéro de séquence (Seq-no).

- Des durées de vie sont associées aux informations de routage. Les routes étant non utilisées expirent après une certaine période de temps et sont supprimées de la table de routage.

- Chaque noeud doit périodiquement diffuser un message Hello à des noeuds voisins.

Le message Hello a le format suivant :

Source	Seq_no	List of neighbors
--------	--------	-------------------

FIG. 6: *Format d’un message Hello*

- Un noeud recevant un message Hello, met à jour en conséquence sa liste de voisins et sa table de routage. Cela assure la mise à jour des routes même quand les noeuds sont en mouvement.

- Des durées de vie sont également associées aux listes de voisins des noeuds. Quand un noeud n’a pas reçu un message Hello de l’un de ses voisins, il suppose que ce voisin a changé de position ou qu’il a été éteint et de ce fait le supprime de sa liste de voisins ainsi que les informations de routage le concernant.

2.2 Protocole de routage proactif OLSR(Optimized Link State Routing) [9]

OLSR est un protocole de routage proactif pour les réseaux ad-hoc. Il est inspiré de la norme Hiperlan [3]. Le protocole a l'avantage de disposer des routes immédiatement quand c'est nécessaire grâce à sa nature proactive. OLSR est une optimisation du protocole "pure link state" conçu pour les réseaux de mobiles ad-hoc. Le protocole réduit la taille des paquets de contrôle dans le sens où seulement un sous ensemble des liens d'un noeud avec ses voisins sont déclarés au lieu de tous les liens. Ces liens déclarés sont ceux qui le relient à ses relais multipoints. Un lien entre un noeud et ses voisins peut avoir trois états différents:

- ASYM-LINK (lien non encore validé avec un voisin i.e. bonne réception du message Hello mais reste à tester l'autre sens de transmission).
- SYM-LINK (lien valide avec un voisin).
- MPR-LINK (lien avec un relais multipoint)

D'autre part, il minimise l'inondation du réseau par des messages de contrôle en utilisant seulement les noeuds relais multipoint pour diffuser ces messages. Cette technique réduit d'une façon significative le nombre de transmissions lors d'une procédure de diffusion (broadcast). Le protocole est désigné pour fonctionner d'une façon complètement distribuée, de ce fait il ne dépend d'aucune entité centrale. OLSR n'effectue pas le routage par la source (source routing), il l'effectue de saut en saut, c.a.d. chaque noeud utilise ses informations les plus récentes pour router le paquet.

Relais multipoint:

L'idée du relais multipoint est de minimiser l'inondation du réseau par des messages de diffusion, par réduction des retransmissions redondantes dans la même région. La figure 7 montre un exemple où un paquet transmis par un noeud S est diffusé avec 24 retransmissions au bout de trois sauts.

La technique des relais multipoint diminue autant que possible le nombre de noeuds retransmettant les messages, en sélectionnant d'une façon efficace (des heuristiques ont été proposées) [6] un petit ensemble de voisins capables de couvrir la même région du réseau couverte par l'ensemble complet des voisins. Chaque noeud dans le réseau sélectionne un ensemble de noeuds parmi ses voisins, qui retransmettront ses paquets. Cet ensemble de noeuds voisins sélectionnés est appelé le "relais multipoint" (multipoints relay) ou MPR. Les voisins d'un noeud N qui ne sont pas dans son ensemble MPR reçoivent et traitent mais ne retransmettent pas les paquets de diffusion reçues du noeud N. La figure 8 montre un exemple où un message de diffusion d'un noeud S est diffusé dans le réseau en utilisant des relais multipoint.

Chaque noeud a un ensemble de ses voisins appelés sélecteurs de relais multipoint (multipoint relay selectors). Le noeud obtient cette information à partir des messages Hello périodiques de ses voisins. Un message de diffusion en provenance des noeuds sélecteurs

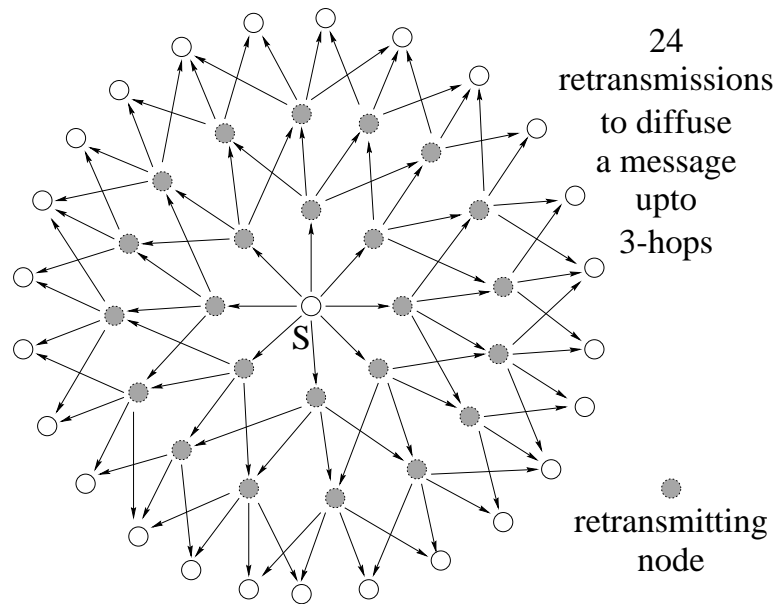


FIG. 7: Diffusion d'un message en utilisant l'inondation pure

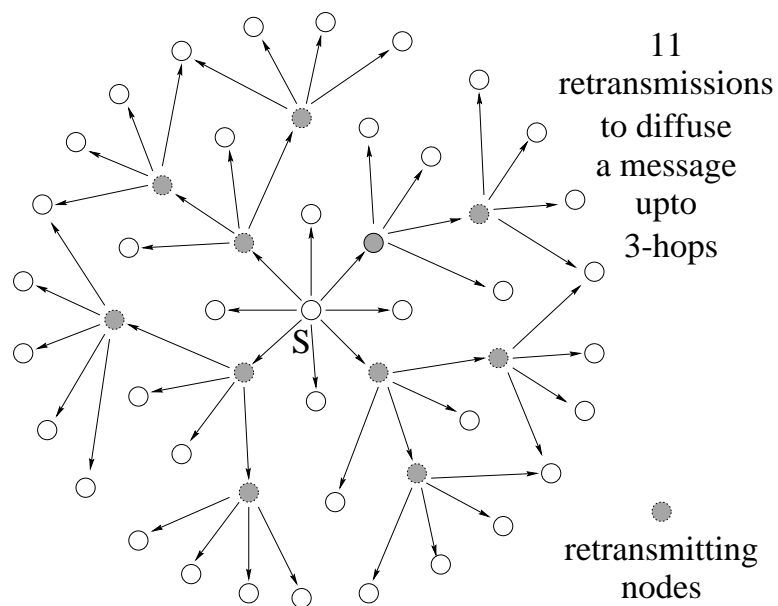


FIG. 8: *Diffusion d'un message en utilisant des relais multipoint*

voisins est supposé être retransmis par le noeud (un multipoint relay de ces selecteurs). Cet ensemble peut changer dans le temps, ce qui est indiqué par les noeuds sélecteurs dans leurs messages Hello. Chaque noeud a un numéro spécifique MSSN (Multipoint relay Selector Sequence Number) associé à son ensemble de sélecteurs. Le noeud incrémente son MSSN à chaque mise à jour de son ensemble de sélecteurs. Chaque noeud dans le réseau diffuse périodiquement l'information décrivant quels noeuds voisins l'ont sélectionné comme relais multipoint. A la réception de cette information (MPR selectors), chaque noeud calcule ou met à jour la route vers toute destination connue. De ce fait, la route d'une source à une destination est une séquence de sauts à travers des relais multipoint.

Principe de fonctionnement du protocole:

Le protocole OLSR effectue différentes fonctions nécessaires pour accomplir la tâche du routage.

- Écoute des voisins (neighbor sensing):

Chaque noeud doit détecter les noeuds voisins avec lesquels il a un lien direct et symétrique. Les incertitudes sur la propagation du signal radio peuvent rendre certains liens asymétriques. Par conséquent tous les liens doivent être contrôlés dans les deux sens de transmission pour qu'on puisse les considérer comme valides. Pour accomplir cette tâche, chaque noeud diffuse périodiquement ses messages Hello, contenant des informations sur ses voisins et sur l'état des liens (link status) le reliant à ces derniers. Ces paquets de contrôle sont transmis en mode diffusion. Ils sont reçus par les noeuds voisins à un saut (one-hop neighbors) mais ils ne sont pas retransmis vers d'autres noeuds.

- Sélection des relais multipoint:

Chaque noeud du réseau sélectionne d'une façon indépendante son ensemble de relais multipoint. Dans le but de construire la liste des voisins à deux sauts (two-hop neighbors) d'un noeud donné, il suffit de garder une trace de la liste des noeuds ayant des liens symétriques et trouvés dans les messages Hello transmis par les voisins et reçus par ce noeud. Les relais multipoint d'un noeud sont déclarés dans les messages Hello ultérieurs transmis par ce noeud de sorte que l'information atteigne les relais multipoint eux-mêmes.

Des heuristiques pour la sélection des relais multipoint d'une façon optimale ont été proposées.

- Déclaration des relais multipoint:

Dans le but de construire la base d'informations sur la topologie du réseau, nécessaire pour le routage des paquets, chaque noeud relais, diffuse des paquets de service spécifiques appelés paquets de contrôle de la topologie du réseau (TC). Les paquets TC sont transmis vers tous les noeuds dans le réseau. Un message TC est transmis par un noeud dans le réseau à des intervalles de temps réguliers pour déclarer son ensemble MPR selectors, i.e. le message contient la liste des voisins ayant sélectionnés le noeud émetteur comme relais multipoint.

Le numéro de séquence (MSSN) est également transmis dans le message. Les informations contenues dans ces paquets TC peuvent aider chaque noeud dans le calcul de sa table de routage. Un noeud ayant un ensemble, MPR selectors, vide ne génère pas de paquets TC.

- Calcul de la table de routage:

Chaque noeud dans le réseau maintient à jour une table de topologie du réseau (topology table), dans laquelle il enregistre les informations sur la topologie du réseau, obtenues des paquets TC.

Le calcul de la table de routage est basé sur les informations contenues dans la table des voisins (neighbor table) et la table de topologie (topology table). De ce fait, si une de ces deux tables est modifiée alors la table de routage est recalculée pour mettre à jour les informations sur les routes vers toute destination dans le réseau.

3 Réserveion de bande passante dans les réseaux ad-hoc

3.1 Accès au canal dans les réseaux locaux radio

L'utilisation du canal dans les réseaux locaux sans fils, est en général basée sur la même fréquence porteuse. Aucun facteur de réutilisation ou plan d'utilisation de la fréquence ne sont définis. Tous les utilisateurs écoutent sur le même canal et essayent de transmettre leurs données. Par conséquent, des collisions entre les communications des utilisateurs voisins peuvent apparaître fréquemment. Pour éviter les collisions, plusieurs techniques existent en l'occurrence le protocole d'accès au médium CSMA (Carrier Sense Multiple Access). Dans cette technique, plusieurs seuils sont fixés pour gérer l'accès au médium partagé. Chaque utilisateur doit estimer le signal des utilisateurs voisins. Quand le nombre des utilisateurs voisins est relativement grand, l'utilisateur évite de transmettre son paquet et attend pour une autre période de silence. Le seuil CSMA indiquant à l'utilisateur quand le nombre des signaux qui s'interfèrent est élevé, représente la clé de la capacité du système dans les réseaux locaux sans fils.

3.2 Problématique

Dans le but de fournir aux utilisateurs un niveau de service acceptable, plusieurs applications, s'exécutant au dessus d'une infrastructure réseau, nécessitent un minimum de catégories de services de ce réseau. En outre, ces services demandés varient d'une application à une autre. Dans le domaine des réseaux hauts débits, la plupart de ces services peuvent être spécifiés sous forme d'une combinaison de paramètres de qualité de service (QoS) comme: le délai et limites sur la gigue, bande passante minimale/maximale et la limite maximale sur la perte des paquets...etc.

Ces paramètres de QoS peuvent aussi bien être utilisés pour spécifier des catégories de services dans des environnements mobiles. Un problème important lié uniquement aux environnements mobiles est celui de la dégradation de la qualité de service. Ce problème arrive quand beaucoup de connexions sont proches et s'interbrouillent.

Le principal problème dans les réseaux de mobiles est d'arriver à prendre en compte les interactions pour pouvoir garantir une certaine qualité de service. Nous nous posons dans ce mémoire le problème plus simple mais central de la réservation de bande passante. Comment réserver sur une zone la bande passante qui est partagée sur plusieurs liens? Comment profiter de la réutilisation spatiale?

Deux éléments dans les réseaux locaux radio sont cruciaux : la gestion des conflits d'accès au canal et la réutilisation spatiale.

3.3 Modélisation de la réutilisation spatiale[1] [2]

La réutilisation spatiale est la possibilité de pouvoir effectuer deux communications simultanées sans inter-brouillage si elles sont suffisamment éloignées l'une de l'autre. Le modèle physique de propagation utilisé est le plus simple : celui où un récepteur placé à une distance r d'une source radio émettant avec une puissance P reçoit un signal d'une puissance $\frac{P}{r^\alpha}$. En espace libre $\alpha = 2$. En milieu urbain les modèles de propagation GSM supposent $3 \leq \alpha \leq 4$ [1].

La portée des communications est supposée être bornée par R (typiquement quelques centaines de mètres en espace libre ou seulement quelques dizaines de mètres dans un bâtiment). Les auteurs du modèle [1] imposent la contrainte locale suivante : un noeud s'interdit d'émettre si un autre noeud à distance inférieure à D émet déjà. Une analyse théorique et des simulations proposées par [Alagha, Viennot][1] permettent de déterminer un plus petit rapport $\frac{D}{R}$ garantissant qu'aucune communication n'est brouillée. Ils se placent dans ce qui leur semble un pire cas : la communication s'effectue au centre d'un maillage triangulaire de pas D de brouilleurs (pour simplifier le calcul, les positions de l'émetteur et du récepteur sont confondues) comme le montre la figure 9.

Déterminer quel est le pire cas paraît un problème de géométrie assez difficile. Cependant le maillage triangulaire est sans doute le plus dense et donc au moins proche du pire cas.

Tous les noeuds sont supposés émettre à la même puissance. Pour qu'une communication ne soit pas brouillée, il faut que le rapport signal émis sur bruit soit supérieur à une constante Q (classiquement égale à 10). Une condition suffisante est donc :

$$\frac{P_{tr}}{R^\alpha} \geq Q\mathcal{B} \quad \text{où} \quad \mathcal{B} = \sum_{b \text{ brouilleur}} \frac{P_{tr}}{\text{Distance}(b)^\alpha}$$

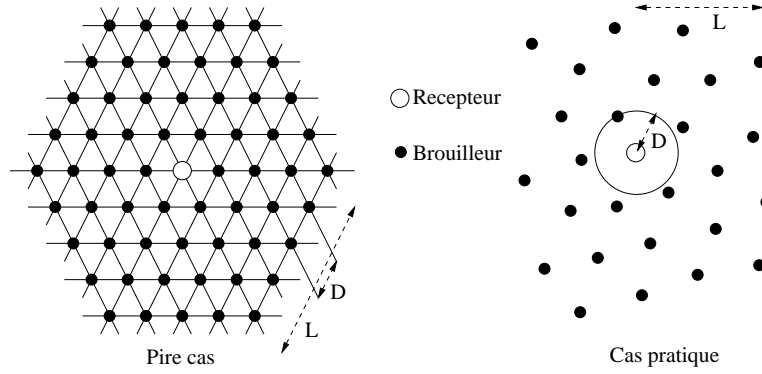


FIG. 9: Deux situations où les émetteurs sont à distance au moins D les uns des autres, avec L la distance du brouilleur le plus éloigné dans le réseau. À gauche, un “pire cas”(maillage dense), à droite, une situation pratique.

Soit H_n l’hexagone du maillage dont les coins sont à distance nD de la communication (cet hexagone contient $6n$ brouilleurs qui sont à une distance comprise entre $nD\sqrt{3}/2$ et nD). En notant L la distance du brouilleur le plus éloigné dans le réseau et en rassemblant les brouilleurs par hexagones concentriques, on obtient:

$$\mathcal{B} = \sum_{n=1}^{L/D} \sum_{b \in H_n} \frac{P_{tr}}{\text{Distance}(b)^\alpha} \leq \sum_{n=1}^{L/D} 6n \frac{P_{tr}}{(nD\sqrt{3}/2)^\alpha} \leq \frac{6P_{tr}}{(D\sqrt{3}/2)^\alpha} \zeta(\alpha - 1)$$

où $\zeta(s) = \sum_{n=1}^{\infty} \frac{1}{n^s}$ est la célèbre fonction zêta de riemann.

La communication n’est donc pas brouillée pour:

$$\frac{D}{R} \geq \frac{2}{\sqrt{3}} (6Q\zeta(\alpha - 1))^{1/\alpha}$$

La figure 10(a) donne une idée de la valeur de cette fonction (qui diverge pour $\alpha=2$). Pour $\alpha=3$ on trouve par exemple qu’un rapport D/R supérieur à 5.34 est satisfaisant où à 3.37 pour $\alpha=4$.

La figure 10(b) indique les valeurs de D pour lesquelles l’inégalité est vérifiée.

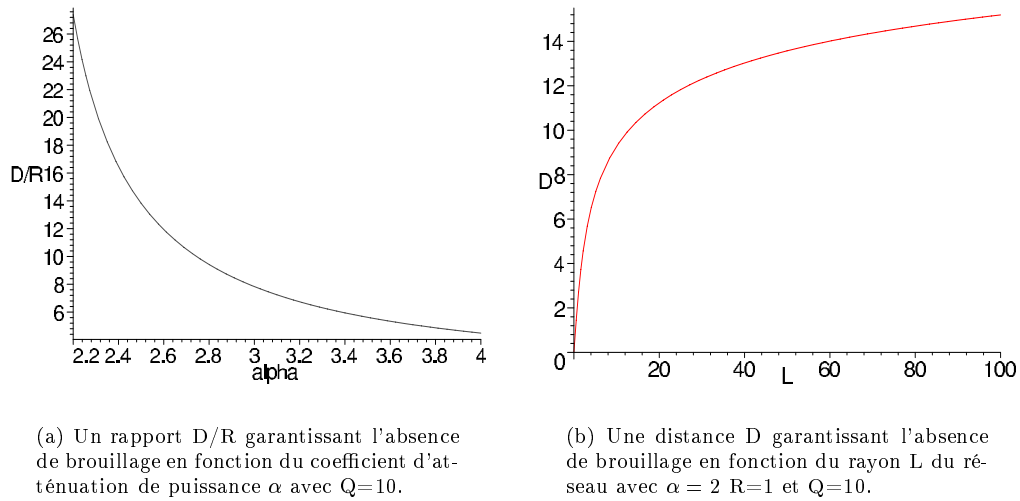


FIG. 10: D/R selon α et D selon L pour $\alpha = 2$.

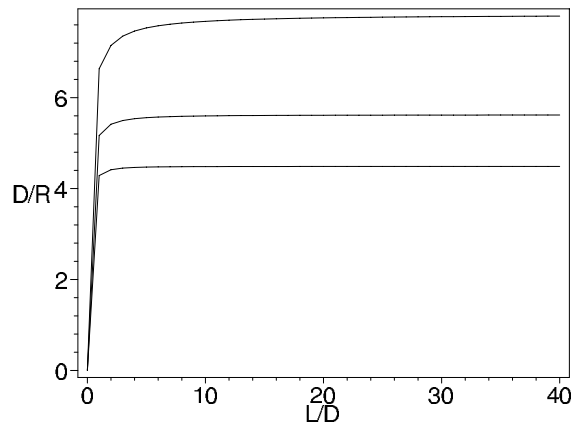


FIG. 11: Une borne inférieure pour D/R en fonction de L/D pour $\alpha = 3$ (courbe supérieure), $\alpha = 3.5$ (courbe du milieu), $\alpha = 4$ (courbe inférieure).

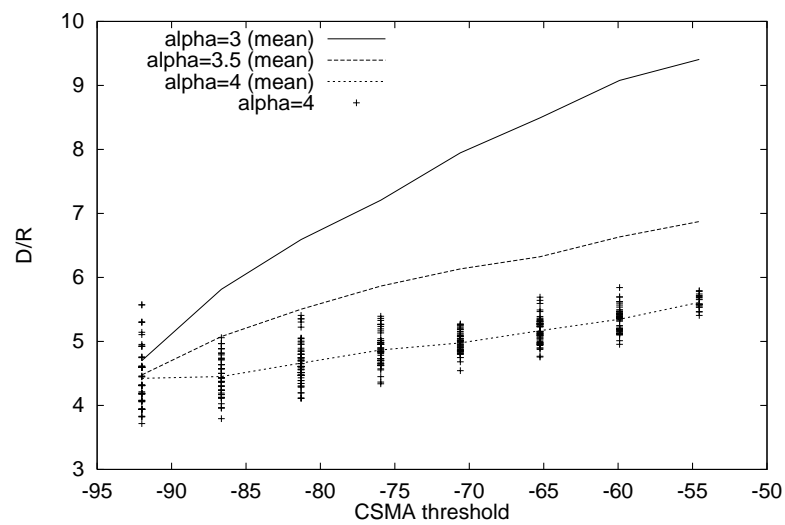


FIG. 12: D/R en fonction du seuil-csma pour $\alpha = 3$ (courbe supérieure), $\alpha = 3.5$ (courbe du milieu), $\alpha = 4$ (courbe inférieure).

La figure 12 montre le rapport D/R en fonction du seuil-csma pour une simulation avec CSMA, effectuée sur 1000 noeuds distribués d'une façon aléatoire sur une surface de $200m \times 200m$.

3.3.1 Mise en pratique

Le résultat était déjà connu pour les réseaux cellulaires. Le modèle de réutilisation de fréquences est en général basé sur la distance de réutilisation de fréquences D qui est proportionnelle au rayon de la cellule R . Typiquement $D=3R$ ou $D=3.46R$ pour les modèles classiques de réutilisation en GSM. Les résultats précédents semblent suggérer $D=6R$ dans le cas des réseaux WaveLan. De ce fait une contrainte simple pour la réutilisation spatiale sans inter brouillage est que deux émissions simultanées doivent être à distance au moins D .

3.4 Proposition d'un schéma de réservation de bande passante

Nous proposons dans ce mémoire un schéma de réservation de bande passante basé sur les résultats précédents. L'objectif est d'optimiser l'utilisation de la bande passante en maximisant le nombre de demandes d'émissions admises, tout en respectant les contraintes liées aux ressources disponibles (largeur de la bande passante) ainsi qu'au non inter-brouillage des communications déjà existantes. Le schéma consiste en les étapes suivantes:

- Pour chaque noeud u , on définit sa zone de brouillage $S(u)$ comme étant l'ensemble des noeuds de distance à u inférieure à D ,
- Chaque noeud u est autorisé à réserver une certaine bande passante $r(u)$ si pour tout noeud v , la somme des réservations des noeuds de $S(v)$ n'excède pas la bande passante maximale.

La figure 12 caractérise une zone de brouillage de rayon D autour d'un noeud avec:

- R : distance max entre un émetteur et un récepteur.
- D : rayon de la zone de brouillage.

Pour une connexion avec relayage, l'émetteur et tous les réémetteurs de la route doivent réserver la bande passante souhaitée pour la connexion.

En pratique c'est le protocole d'accès au médium qui garantit qu'il n'y aura pas d'inter-brouillage entre les communications. La stratégie de réservation ci-dessus, garantie qu'il n'y aura pas de congestion.

Ce schéma est un premier pas vers une solution pratique. La question qui se pose ensuite est comment définir en pratique ce paramètre D et comment calculer la zone de brouillage de chaque noeud?

3.4.1 Protocole d'accès au médium CSMA (Carrier Sense Multiple Access)

Comme cité précédemment, le protocole d'accès au médium CSMA, avec lequel les noeuds partagent l'accès à une fréquence radio commune, est le composant clé dans le développement des réseaux sans fils ad-hoc.

- Un seuil pour le rayon D , est en relation avec le seuil-csma, qui est un paramètre clé utilisé par le protocole csma pour comparer la puissance des signaux reçus par un noeud. Si la puissance du signal reçu est inférieure ou égale au seuil-csma cela veut dire que le noeud émetteur du signal est en dehors de la zone de brouillage du noeud recevant le signal. Autrement si la puissance du signal reçu est supérieure ou égale au seuil-csma cela veut dire que le noeud émetteur du signal est suffisamment proche du noeud recevant le signal pour qu'il puisse brouiller la communication de ce dernier. Dans ce cas le noeud est dans la zone de brouillage du noeud récepteur. Pour éviter deux émissions simultanées à distance inférieure à D , en l'absence de bruit du à des émissions plus lointaines, le seuil csma devrait être réglé de sorte que $seuil - csma \leq \frac{P}{D^\alpha}$. De ce fait l'exécution distribuée du protocole CSMA (exécution au niveau de chaque noeud) permet de définir une zone de brouillage de rayon D autour de chaque noeud dans le réseau.

- De même, un seuil pour R (portée du signal) est défini par le seuil-voisinage et qui permet de définir une zone de rayon R autour de chaque noeud. Cette zone contient tous les noeuds voisins du noeud en question (voir figure 13). Cela suppose que le protocole de routage permet de restreindre le voisinage d'un noeud aux noeuds qu'il reçoit avec une puissance suffisante (la norme Hiperlan le permet).

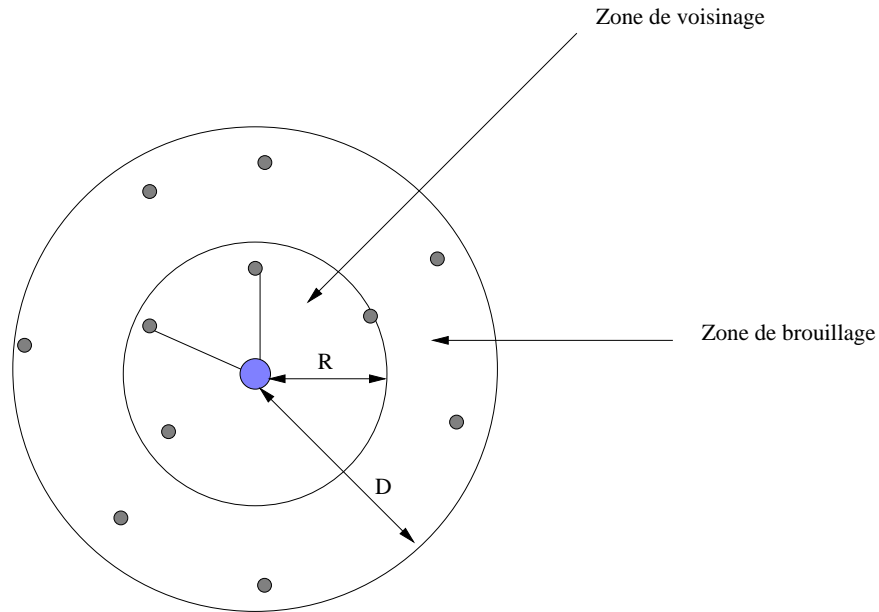


FIG. 13: *Zone de brouillage(sans shadowing).*

3.4.2 Définition de la zone de brouillage par distance dans le graphe

Un protocole de routage tel que OLSR (Optimized Link State Routing) permet à chaque noeud d'avoir des informations sur la topologie du réseau. A partir de ces informations fournies par le protocole de routage, chaque noeud pourrait calculer sa zone de brouillage comme étant l'ensemble des noeuds à distance inférieure ou égale à 3 par exemple, du point de vue du routage. Cette idée s'appuie sur l'analyse un peu simpliste suivante: en réseau dense, un noeud à distance topologique k se trouvera en gros à une distance kD . En prenant $k = \frac{D}{R}$, on se retrouve alors dans le schéma précédant. Des études pour déterminer la distance (du point de vue routage) permettant une meilleure réutilisation du canal et sans inter-brouillage, sont le sujet de travaux futurs.

4 Validation du schéma de réservation de bande passante

Dans le but de valider le modèle de réservation de bande passante décrit précédemment, des simulations ont été effectuées. Pour cela nous avons créé un simulateur dont l'architecture générale est la suivante:

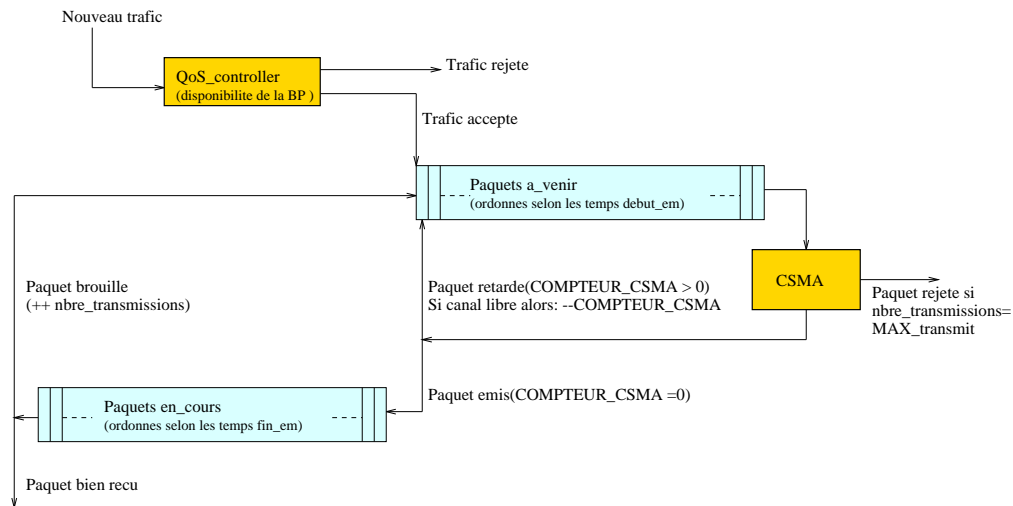


FIG. 14: Schéma général du simulateur.

4.1 présentation du simulateur

Le simulateur est constitué de plusieurs modules et dont la taille totale est de 2500 lignes de code en langage C. Les quatre principaux modules sont:

- Un module de contrôle de qualité de service dans le réseau "QoS-Controller".
- Un module de contrôle d'accès au médium "CSMA".
- Un scheduler gérant l'arrivée des paquets.

4.1.1 Contrôle de qualité de service dans le réseau

Quand un nouveau trafic arrive dans le réseau (par exemple un noeud A veut communiquer avec un noeud B), une route est calculée (en exécutant le protocole de routage) entre

ces deux noeuds. Si une route existe entre les deux noeuds, et selon la nature du trafic, une réservation d'une certaine bande passante est nécessaire le long de tous les noeuds constituant la route. De ce fait le protocole de réservation de bande passante décrit précédemment est exécuté au niveau de chaque noeud le long de la route (voir figure 15).

Le trafic est accepté si la condition de réservation de bande passante indiquée dans le protocole, est vérifiée au niveau de chaque noeud. C'est le module QoS-controller qui assure ce contrôle.

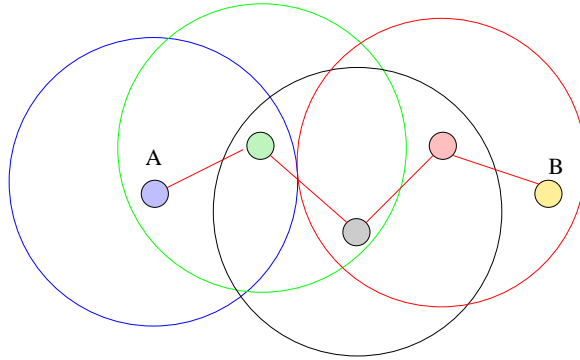


FIG. 15: *Réservation de bande passante entre un émetteur A et un récepteur B.*

Toutes les demandes de réservation sont traitées séquentiellement, ce qui donne une heuristique gloutonne pour accepter un maximum de trafics.

4.1.2 Protocole d'accès au médium CSMA

Les trafics considérés dans les simulations sont à débit constant. Une fois qu'un trafic est accepté, tous les paquets qu'il générera seront stockés dans la file des paquets à-venir. Cette file est ordonnée par ordre croissant des débuts d'émission des paquets et peut contenir des paquets appartenant à des sources différentes.

Le format d'un paquet est le suivant :

Debut_em	Duree_em	Temps_arrivee	Emetteur	Recepteur	Brouille	Nb_transmissions	Compteur_CSMA
----------	----------	---------------	----------	-----------	----------	------------------	---------------

FIG. 16: *Format des paquets, utilisé dans la simulation.*

La transmission d'un paquet par un noeud est matérialisé par le transfert du paquet en question de la file des paquets à-venir vers la file des paquets en-cours, et vu la nature des paquets qui peuvent être de sources différentes ; des collisions peuvent se produire. Un scheduler se charge du transfert des paquets entre les deux files tout en exécutant le protocole CSMA pour éviter les collisions. Le protocole CSMA utilisé ici est inspiré de la norme IEEE 802.11 avec quelques simplifications [7].

L'idée générale est la suivante :

Chaque noeud désirant émettre un paquet doit tirer un jeton (Compteur-CSMA) d'une façon aléatoire entre 0 et une fenêtre CW. Cette fenêtre CW est comprise entre $CW_{min}=8$ et $CW_{max}=256$. Cette fenêtre change comme suit:

Tout a fait au début, le noeud tire son jeton dans la fenêtre CW_{min} . Le noeud maintient cette valeur tant que ses paquets parviennent bien à destination (c.a.d. il reçoit des acquittements du noeud destinataire). Dès qu'un paquet est perdu (non réception d'un acquittement), le noeud double sa fenêtre pour augmenter la probabilité de tirer un jeton plus grand et de ce fait augmenter la chance d'éviter les collisions. Le noeud continue à doubler sa fenêtre tant que son paquet n'est pas bien reçu , jusqu'à arriver a $CW_{max}=256$. Le noeud va maintenir cette fenêtre jusqu'à la bonne réception d'un paquet par le destinataire (réception d'un acquittement par le noeud émetteur), après quoi le noeud remet sa fenêtre à la valeur minimale CW_{min} .

Le noeud ne peut émettre son paquet que lorsque son jeton est égal à zéro. Ce jeton est décrémenté uniquement lorsque le canal est libre, de ce fait le noeud doit tester la disponibilité du canal à des instants réguliers (intervalles de 20 micro secondes). Si le canal est libre alors le noeud décrémente son jeton et le paquet sera émis quand le jeton sera égal à zéro. En réalité le noeud doit attendre une période de temps appelée "défaut csma" avant d'émettre son paquet. Cette période est égale à un mini-slot. Une fois le paquet est émis, le noeud doit attendre un acquittement avant d'essayer d'envoyer son prochain paquet. Si l'acquittement n'a pas été reçu au bout d'une certaine période alors le paquet est considéré comme perdu (brouillé) et le noeud doit procéder à la retransmission du même paquet. Au bout d'un certain nombre de retransmissions égal à $MAX-transmit$, le paquet est détruit. Avec ce mécanisme de jetons, le nombre de collisions dans le réseau va être réduit du fait de la faible probabilité pour que deux noeuds aient le même jeton.

4.1.3 Files d'attente des paquets dans la simulation

Pour garder une trace des paquets générés dans la simulation, deux files d'attente sont utilisées :

Une file des paquets en attente d'émission, dont les paquets sont ordonnés par ordre croissant des temps de début d'émission. Quand un nouveau trafic est accepté dans le réseau, il est segmenté en paquets qui seront stockés dans cette file.

Une file des paquets en cours d'émission et dont les paquets sont ordonnés par ordre croissant de leur fins d'émission. Quand le scheduler prend le premier paquet dans la file, soit il le

remet dans la file des paquets en attente d'émission si le paquet est brouillé, soit il le détruit dans le cas contraire.

4.2 Quelques résultats de la simulation

Après avoir présenté une architecture globale du simulateur, nous allons essayer de présenter quelques simulations pour déterminer par exemple le nombre de trafics acceptés dans le réseau en fonction du rayon D des zones de brouillage et en fonction de la nature de la distribution des noeuds dans le réseau (distribution aléatoire ou distribution en grille). Cependant la majorité de nos simulations ont été effectuées dans le cas d'une distribution aléatoire des noeuds car elle représente la cas pratique.

La figure 17 nous montre le nombre de trafics acceptés sur une surface carrée de 30mx30m et un nombre de noeuds de 200. Le débit maximum est de 0.8Mb, le débit de chaque trafic est de 0.064Mb, et la durée de chaque trafic est de 10 secondes. $\alpha=3.5$, seuil-csma=-85(dB), seuil-voisinage=-70.

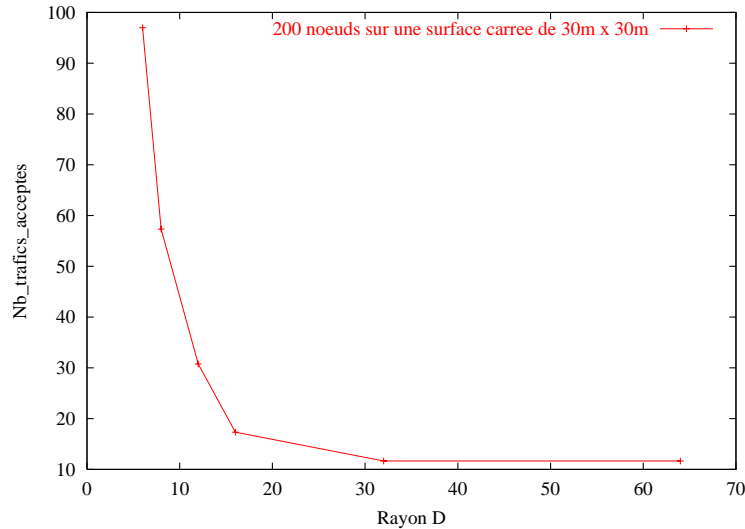
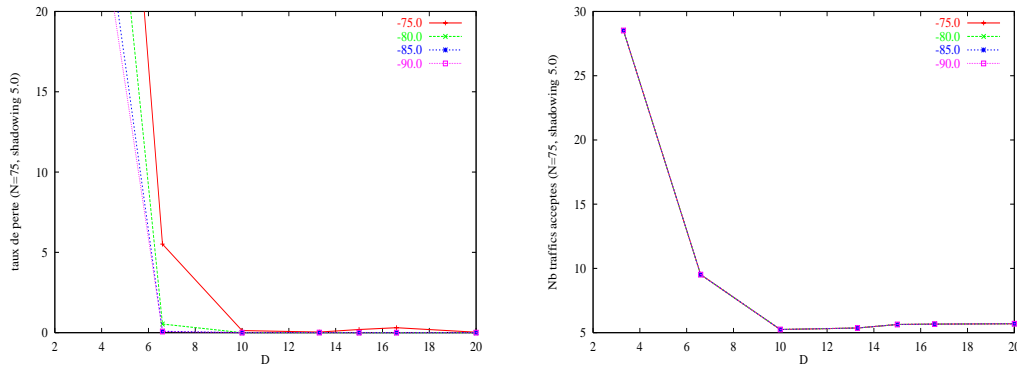


FIG. 17: *nombre de trafics acceptés en fonction du rayon D (sans routage).*

On constate que le nombre de trafics acceptés se stabilise au alentour de 12 au delà d'un rayon $D=30m$.



(a) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils csma.

(b) Nombre de trafics acceptés en fonction du rayon D .

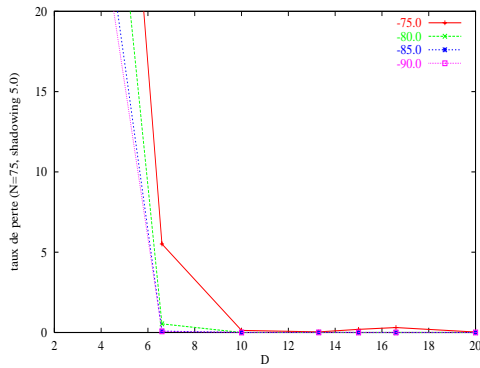
FIG. 18: *Taux de perte de paquets (courbe à gauche) et nombre de trafics acceptés (courbe de droite) pour une distribution aléatoire des noeuds sur une bande, $\alpha = 3.5$, shadowing = 5.0., simulations avec routage*

La figure 18 (courbe gauche) nous montre que le taux de perte est égal à zéro pour un rayon D égal à 7. Pour le même rayon on trouve que le nombre de trafics acceptés est égal à 10 (courbe droite) qui avoisine le double du nombre de trafics acceptés dans le cas d'une seule zone de brouillage pour tous le réseau ($D = \text{infini}$) ce qui donne une bonne impression sur notre modèle.

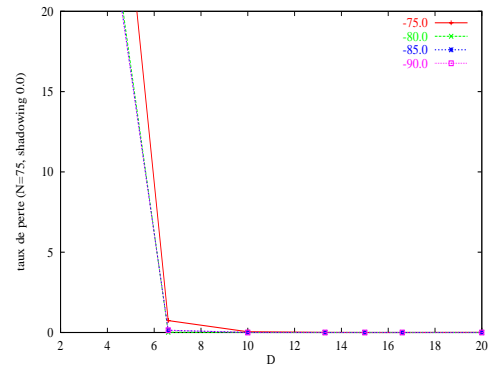
On constate d'après les résultats présentés dans la figure 19, que le shadowing n'a pas un effet remarquable sur le taux de perte de paquets. Les deux courbes 19(a) et 19(b) sont presque les mêmes.

La figure 20(a) nous montre le taux de perte de paquets dû au fait que la file d'un noeud est pleine. La figure 20(b) nous donne le taux de paquets brouillés dû aux collisions. On constate que le taux de paquets brouillés est faible, cela est en relation avec le csma qui résout les conflits d'accès et par conséquent évite les collisions entre paquets.

La figure 21 nous montre le taux de perte de paquets pour une surface du terrain qui augmente en bande au fur et à mesure que le nombre de noeuds augmente d'une façon à maintenir la densité des noeuds constante. Une surface en bande donne plus de réutilisation de bande passante que dans une surface carrée.

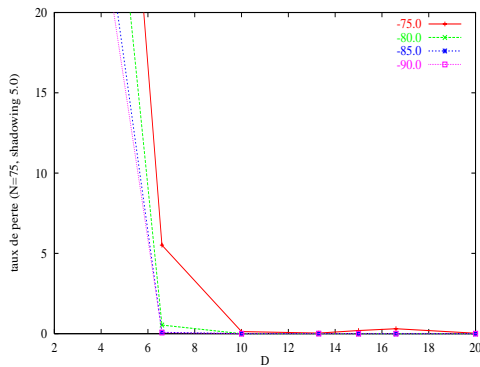


(a) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 5.0)$.

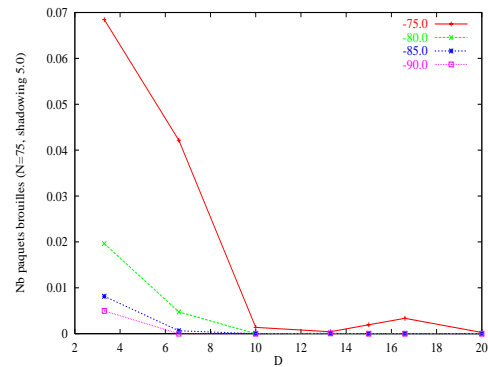


(b) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 0.0)$.

FIG. 19: *Effet du shadowing sur le taux de perte de paquets.*

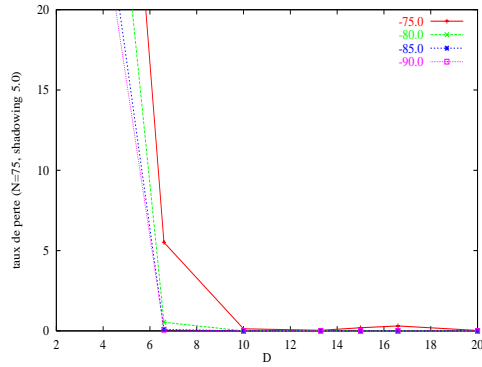


(a) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 5.0)$.

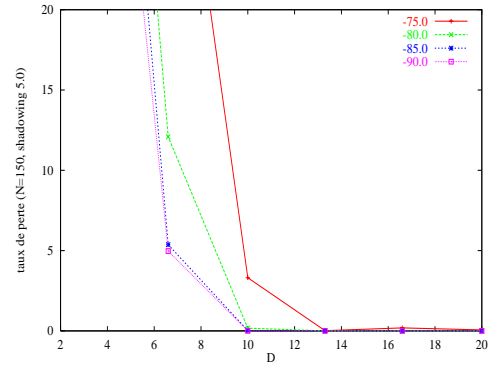


(b) Taux de paquets brouillés en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 5.0)$.

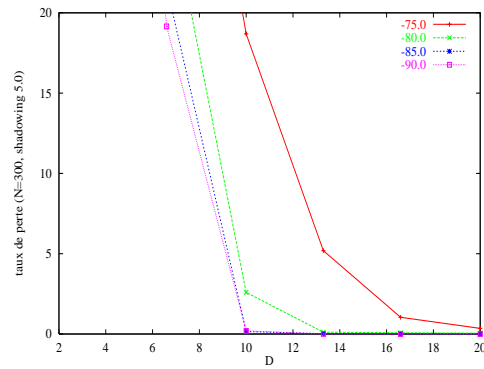
FIG. 20: *Taux de perte de paquets versus taux de paquets brouillés.*



(a) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 5.0, \text{nombre de noeuds} = 75)$.

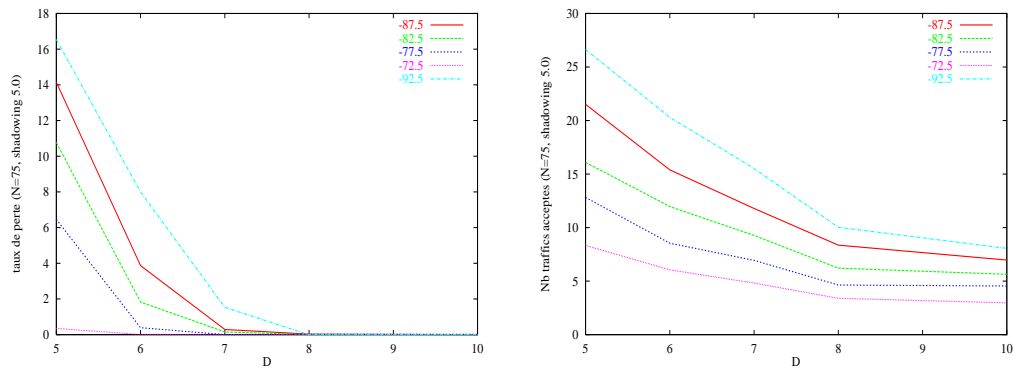


(b) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 5.0, \text{nombre de noeuds} = 150)$.



(c) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour plusieurs seuils $\text{csma}(\text{shadowing} = 5.0, \text{nombre de noeuds} = 300)$.

FIG. 21: Taux de perte de paquets pour la même densité des noeuds sur une surface qui augmente en bande.



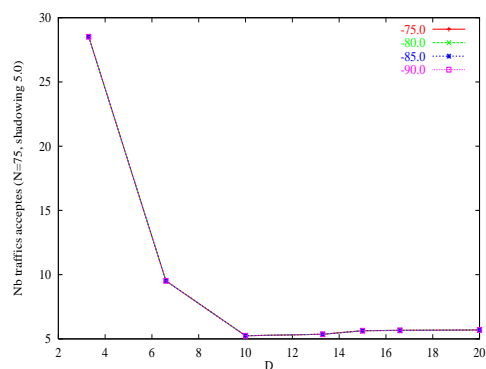
(a) Taux de perte de paquets en fonction du rayon D et pour différents seuils de voisinage (shadowing = 5.0, nombre de noeuds = 75).

(b) Nombre de trafics acceptés en fonction du rayon D et pour différents seuils de voisinage (shadowing = 5.0, nombre de noeuds = 75).

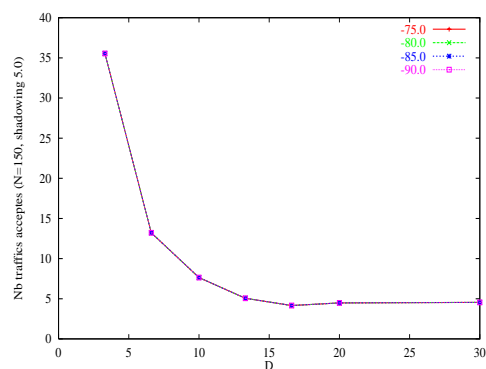
FIG. 22: Nombre de trafics acceptés et taux de perte de paquets pour plusieurs seuils de voisinage.

La figure 22 nous donne le taux de perte de paquets et le nombre de trafics acceptés pour différents seuils de voisinage.

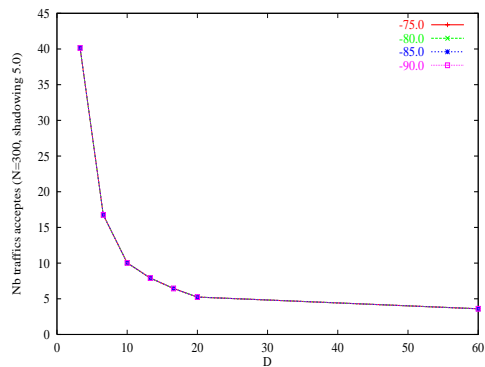
4.3 Autres résultats



(a) Nombre de noeuds=75, shadowing=5.0.



(b) Nombre de noeuds=150, shadowing=5.0.



(c) Nombre de noeuds=300, shadowing=5.0.

FIG. 23: Nombre de trafics acceptés pour des nombres de noeuds différents mais pour une densité constante (terrain augmente en bande).

4.4 Extensions possibles

Nos simulations ont été effectuées dans le cas d'un réseau stable, c.a.d. une fois que les positions des noeuds sont choisis d'une façon aléatoire (cas d'une distribution aléatoire des noeuds), la même topologie du réseau est maintenue jusqu'à la fin de la simulation et une topologie aléatoire est obtenue lors de la prochaine simulation. Dans la réalité la position des noeuds n'est jamais stable et par conséquent la topologie du réseau change aléatoirement dans le temps. Une amélioration peut être apportée à notre simulateur en prenant en considération la mobilité des noeuds. Notre schéma de réservation de bande passante s'adapte mal à la mobilité, de ce fait les extensions citées ci-dessus ne sont possibles que si on ne considère qu'une seule zone de brouillage dans le réseau ou bien définir des zones de brouillage fixes dans le réseau (indépendamment des noeuds). On peut prévoir, par exemple, un mécanisme permettant de changer la position des noeuds continuellement dans le temps et d'une façon aléatoire dans un certain périmètre autour de la position actuelle du noeud. Cela va nous permettre de mieux adapter nos simulations à ce qui se passe dans un réseau réel, et par conséquent de mieux étudier le problème de réservation de bande passante.

D'autre part, dans nos simulations, les demandes de trafics qui ne sont pas acceptées sont complètement rejetées, alors on peut améliorer nos simulations en mettant en attente les demandes de trafics non satisfaites et d'essayer d'établir des connexions dès qu'il y'a de la bande passante qui se libère. Pour se faire, on doit prendre en compte les temps de début et de fin de chaque trafic (connexion entre deux noeuds). Cela va nous permettre de libérer la bande passante allouée à ce trafic et de la réallouer à d'autres éventuels trafics en attente.

Le shadowing dans nos simulations est tiré aléatoirement et par conséquent, deux noeuds proches peuvent tirer deux shadowing complètement différents vers un même noeud éloigné. Une solution est de prévoir un modèle de shadowing qui prend en compte les dépendances géographiques entre les noeuds.

5 Conclusion et perspectives

L'étude des réseaux ad-hoc du point de vue réservation de bande passante nous a permis de cerner les difficultés liées à la réutilisation de bande passante de façon à optimiser le nombre de requêtes acceptées dans le réseau. Cela nous a conduit à proposer un schéma de réservation de bande passante et d'introduire la notion de zone de brouillage. Cependant le point clé reste la détermination pratique des zones de brouillage.

En plus de la détermination par distance géographique, d'autres approches peuvent être envisageables :

- a- On peut déterminer en pratique les zones de brouillage par distance dans le graphe. Autrement dit, en se basant sur les informations fournies par un protocole de routage tel que OLSR sur la topologie du réseau, on peut définir des zones de brouillage de rayon d du point de vue du routage autour de chaque noeud. Cette étude permet aussi d'envisager l'utilisation de contrôle de puissance dans les réseaux radio locaux. Elle donne des indices pour gérer au mieux les puissances d'émission. Puissance faible quand la densité des noeuds est forte et puissance juste suffisamment forte en faible densité.
- b- D'autre part, notre schéma de réservation de bande passante considère une zone de brouillage par noeud, ce qui nous donne un nombre de zones de brouillage dans le réseau égal au nombre de noeuds. On peut apporter des simplifications au problème et qui pourront nous donner des résultats satisfaisants. On pourrait par exemple définir des zones de brouillage indépendamment des noeuds. On supposera qu'il y'a n noeuds et m zones de brouillage dans le réseau, et que chaque noeud dans le réseau appartient à un nombre borné de zones de brouillage et que chaque zone de brouillage contient un nombre borné de noeuds. Des travaux futurs peuvent aller dans le sens de définir des heuristiques permettant de découper d'une façon optimale la surface de notre réseau en un nombre borné de zones de brouillage.

Références

- [1] K. Al Agha and L. Viennot. Spatial reuse in wireless lan networks. Technical Report RR-3929, INRIA, 2000.
- [2] K. Bertet, I. Guérin Lassous, and L. Viennot. Un premier pas vers la réservation de bande passante dans les réseaux radio. Technical Report RR-3895, INRIA, 2000. Accepted at AlgoTel'2000.
- [3] ETSI STC-RES10 Committee. Radio equipment and systems : High performance radio local area network type 1, functional specifications. Technical Report ETS 300-652, ETSI, December 1995.
- [4] M. S. Corson and J. Macker. Mobile adhoc networking (MANET): Routing protocol performance issues and evaluation considerations. RFC 2501, January 1999.
- [5] Scott Corson Joseph Macker. Mobile adhoc networking and the ietf. *ACM Mobile Computing and Communications Review*, 1998.
- [6] A. Laouiti, A. Qayyum, and L. Viennot. Multipoint relaying: An efficient technique for flooding in mobile wireless networks. Technical Report RR-3898, INRIA, 2000.
- [7] LAN MAN Standards Committee of the IEEE Computer Society. Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications, June 1997. IEEE 802.11.
- [8] C. E. Perkins, E. M. Royer, and S. R. Das. Ad hoc on-demand distance vector (AODV) routing. Internet Draft, draft-ietf-manet-aodv-04.txt, October 22 1999, Work in progress.
- [9] P.Jaquet, P.Muhlethaler, and A.Qayyum. Optimized link state routing (OLSR) protocol. Internet Draft, draft-ietf-manet-olsr-01.txt, February 7 2000, Work in progress.

Table des matières

1	Introduction	3
2	État de l'art dans les réseaux ad-hoc [5] [4]	4
2.1	Protocole de routage réactif AODV (Ad-hoc On Demand Distance Vector) [8]	4
2.2	Protocole de routage proactif OLSR(Optimized Link State Routing) [9] . . .	8
3	Réservation de bande passante dans les réseaux ad-hoc	12
3.1	Accès au canal dans les réseaux locaux radio	12
3.2	Problématique	12
3.3	Modélisation de la réutilisation spatiale[1] [2]	13
3.3.1	Mise en pratique	17
3.4	Proposition d'un schéma de réservation de bande passante	17
3.4.1	Protocole d'accès au médium CSMA (Carrier Sense Multiple Access) .	18
3.4.2	Définition de la zone de brouillage par distance dans le graphe	19
4	Validation du schéma de réservation de bande passante	20
4.1	présentation du simulateur	20
4.1.1	Contrôle de qualité de service dans le réseau	20
4.1.2	Protocole d'accès au médium CSMA	21
4.1.3	Files d'attente des paquets dans la simulation	22
4.2	Quelques résultats de la simulation	23
4.3	Autres résultats	28
4.4	Extensions possibles	29
5	Conclusion et perspectives	30



Unité de recherche INRIA Rocquencourt
Domaine de Voluceau - Rocquencourt - BP 105 - 78153 Le Chesnay Cedex (France)
Unité de recherche INRIA Lorraine : LORIA, Technopôle de Nancy-Brabois - Campus scientifique
615, rue du Jardin Botanique - BP 101 - 54602 Villers-lès-Nancy Cedex (France)
Unité de recherche INRIA Rennes : IRISA, Campus universitaire de Beaulieu - 35042 Rennes Cedex (France)
Unité de recherche INRIA Rhône-Alpes : 655, avenue de l'Europe - 38330 Montbonnot-St-Martin (France)
Unité de recherche INRIA Sophia Antipolis : 2004, route des Lucioles - BP 93 - 06902 Sophia Antipolis Cedex (France)

Éditeur
INRIA - Domaine de Voluceau - Rocquencourt, BP 105 - 78153 Le Chesnay Cedex (France)
<http://www.inria.fr>
ISSN 0249-6399